כיצד לחשב את $first_k(\alpha)$ ביעילות:

האלגוריתם:
נגדיר דקדוק חדש $G'' = \left(V, T \cup \{S''\}, P \cup \{S'' \to \alpha\}, S''\right)$.
נהפוך את הדקדוק G'' לדקדוק מהצורה הנורמאלית של גרייבך.
כל הגזירות ב G'' הן מהצורה $A \to a\beta$ כאשר $a \in T$ ו $\beta \in (T \cup V)^*$ או $S'' \to \varepsilon$.
לאחר מכן נמחק את כל הסימנים הבלתי שימושיים.
כעת $first_k(\alpha) = \left\{FIRST_k(w) \mid S'' \Rightarrow^* w\right\}$

לכן ניתן לחשב את $first_k(\alpha) = first_k(S'')$ באופן הרקורסיבי הבא:

1. אם $k = 0$ אז $first_k(S'') = \{\varepsilon\}$.
2. אם $S'' = \varepsilon$ אז $first_k(S'') = \{\varepsilon\}$
3. אחרת $first_k(S'') = \bigcup_{S'' \to a\beta} a \cdot first_{k-1}(\beta)$ (פעולת שרשור)

כיצד לחשב את $EFF_k(\alpha)$ ביעילות:

נחליף את הדקדוק G בדקדוק G'

לכל משתנה A נוסיף משתנה A'
לכל כלל $A \to B\alpha$ נוסיף כלל $A' \to B'\alpha$
לכל כלל $A \to a\alpha$ נוסיף כלל $A' \to a\alpha$.
עבור כללים $A \to \varepsilon$ לא נוסיף כללים חדשים.

נקבל: $EFF_k(\alpha = A\beta) = FIRST_k(A'\beta)$.
כמובן ש $EFF_k(\alpha = a\beta) = FIRST_k(\alpha)$ ו $EFF_k(\varepsilon) = \phi$

הבניה של $V_k(\gamma X)$ בהינתן $V_k(\gamma)$ $\quad (\gamma \in (V \cup T)^* \quad X \in V \cup T)$

נגדיר את הסדרה: $V_0^{\gamma X} \subseteq V_1^{\gamma X} \subseteq \ldots \subseteq V_i^{\gamma X} \subseteq \ldots$ באינדוקציה:

בסיס: $V_0^{\gamma X} = \{[A \to \alpha X.\beta, u] \mid [A \to \alpha.X\beta, u] \in V_k(\gamma)\}$

צעד: $V_{i+1}^{\gamma X} = V_i^{\gamma X} \cup \{[B \to .\delta, x] \mid [A \to \alpha.B\beta, u] \in V_i^{\gamma X} \wedge B \to \delta \in P \wedge x \in FIRST_k(\beta u)\}$

(נשים לב, $x \in T^*$ ו $X \in V \cup T$ זה לא אותו הדבר!)

בסדרה הנ"ל קיים איבר מקסימאלי $V_e^{\gamma X}$.

<u>משפט:</u> $V_k(\gamma X) = V_e^{\gamma X}$

נסמן את $V_k(\gamma X)$ ע"י $GOTO(V_k(\gamma), X)$.

דוגמה: $\begin{array}{l} S' \to S \\ S \to SaSb \mid \varepsilon \end{array}$ עבור $k = 1$

$V_1(\varepsilon) = V_2^{\varepsilon} = \{[S' \to .S, \varepsilon], [S \to .SaSb, \varepsilon / a], [S \to ., \varepsilon / a]\}$ (ראינו בהרצאה הקודמת)

$V_0^S = \{[S' \to S., \varepsilon], [S \to S.aSb, \varepsilon / a]\}$

$V_1^S = V_0^S = V_1(S)$ (אין לאן להמשיך כי אחרי ה "." אין משתנה)

$V_1(a) = V_0^a = \phi$ (כי ב V_2^{ε} לא מופיע בשום מקום a מיד אחרי ה-".")

$V_0^{Sa} = \{[S \to Sa.Sb, \varepsilon / a]\}$

$V_1^{Sa} = \{[S \to Sa.Sb, \varepsilon / a], [S \to .SaSb, b], [S \to ., b]\}$

$V_2^{Sa} = \{[S \to Sa.Sb, \varepsilon / a], [S \to .SaSb, a / b], [S \to .a / b]\}$

$V_1(Sa) = V_3^{Sa} = V_2^{Sa}$

<u>הוכחה של המשפט:</u>

צריך להוכיח ש $V_e^{\gamma X} \subseteq V_k(\gamma X)$ וגם ש $V_k(\gamma X) \subseteq V_e^{\gamma X}$

נוכיח ש $V_i^{\gamma X} \subseteq V_k(\gamma X)$ באינדוקציה על i.

<u>בסיס</u>: $i=0$.

יהי $[A \to \alpha_1.\alpha_2, u] \in V_0^{\gamma X}$. צריך להוכיח ש $[A \to \alpha_1.\alpha_2, u] \in V_k(\gamma X)$

אם $[A \to \alpha_1.\alpha_2, u] \in V_0^{\gamma X}$ אזי על פי ההגדרה של $V_i^{\gamma X}$ מתקיים

$[A \to \alpha_1.\alpha_2, u] = [A \to \alpha X.\alpha_2, u]$ (כלומר, α_1 מסתיים ב X: $\alpha_1 = \alpha X$)

בנוסף על פי ההגדרה, $[A \to \alpha.X\alpha_2, u] \in V_k(\gamma)$ כלומר $[A \to \alpha.X\alpha_2, u]$ פריט תקף עבור γ.

<u>תזכורת</u>:

נאמר שהפריט $[A' \to \beta_1'.\beta_2', u']$ הוא **<u>תקף</u>** עבור רישא חיוני, $\alpha'\beta_1'$, אם קיימת גזירה:

$S' \Rightarrow_R^* \alpha' A' w' \Rightarrow_R \alpha'\beta_1'\beta_2' w'$, כך ש: $u' = FIRST_k(w')$.

במקרה שלנו: $A' = A$, $\beta_1' = \alpha$, $\beta_2' = X\alpha_2$, $u' = u$, $w' = w$, $\alpha' = \gamma_1$, $\gamma = \gamma_1\alpha$

לכן קיימת גזירה: $S' \Rightarrow_R^* \gamma_1 A w \Rightarrow \gamma_1 \alpha X \alpha_2 w$ כך ש $u = FIRST_k(w)$

נסתכל על הפריט: $[A \to \alpha_1.\alpha_2, u]$ עבור הרישא החיוני γX

במקרה הזה: $A' = A$, $\beta_1' = \alpha_1 = \alpha X$, $\beta_2' = \alpha_2$, $\alpha' = \gamma_1$, $\alpha'\beta_1' = \gamma_1\alpha X = \gamma X$

כלומר: $S' \Rightarrow_R^* \underbrace{\gamma_1}_{\alpha'} \underbrace{A}_{A'} \underbrace{w}_{w'} \Rightarrow \underbrace{\gamma_1}_{\alpha'} \underbrace{\alpha X}_{\beta_1'} \underbrace{\alpha_2}_{\beta_2'} w$ וגם $u = FIRST_k(w)$.

לכן $[A \to \alpha_1.\alpha_2, u]$ הוא פריט תקף עבור הרישא החיוני γX, כלומר $[A \to \alpha_1.\alpha_2, u] \in V_k(\gamma X)$.

<u>צעד האינדוקציה:</u>

נניח שלכל $n \le i$ מתקיים $V_n^{\gamma X} \subseteq V_k(\gamma X)$ ונראה שגם $V_{n+1}^{\gamma X} \subseteq V_k(\gamma X)$

נתון: $[B \to .\delta, x] \in V_{n+1}^{\gamma X} - V_n^{\gamma X}$ צריך להוכיח: $[B \to .\delta, x] \in V_k(\gamma X)$

מהגדרת $V_{n+1}^{\gamma X}$ נובע שמתקיים $[A \to \alpha.B\beta, u] \in V_n^{\gamma X}$ כך ש $B \to \delta \in P$ ו $x \in FIRST_k(\beta u)$.

על פי הנחת האינדוקציה מתקיים $[A \to \alpha.B\beta, u] \in V_k(\gamma X)$.

כלומר $[A \to \alpha.B\beta, u]$ הוא פריט תקף עבור רישא חיוני γX.

במקרה זה: $A' = A$, $\beta_1' = \alpha$, $\beta_2' = B\beta$, $u' = u$, $\alpha'\beta_1' = \gamma X$

מהנתונים $\beta_1' = \alpha$, $\alpha'\beta_1' = \gamma X$ ניתן לסמן:

$\gamma X = \gamma_1\alpha$, כאשר α מסתיים ב X, כלומר $\alpha = \alpha_1 X$ ו $\alpha' = \gamma_1$.

לכן קיימת הגזירה:

$S' \Rightarrow_R^* \gamma_1 A u w \Rightarrow_R \gamma_1 \alpha B \beta u w = \gamma X B \beta u w$ $\quad (u = FISRT_k(w'),\ w' = uw)$

מכיוון ש $x \in FIRST_k(\beta u)$ וש $B \to \delta \in P$ אפשר להמשיך לגזור:

$$S' \Rightarrow_R^* \gamma_1 A u w \Rightarrow_R \gamma_1 \alpha B \beta u w = \gamma X B \beta u w \Rightarrow_R^* \gamma X B x y w \Rightarrow_R \gamma X \delta x y w$$

כלומר $S' \Rightarrow_R^* \gamma XBxyw \Rightarrow_R \gamma X\delta xyw$ ו $x = FIRST_k(xyw)$.

נסתכל על הפריט $[B \to .\delta, x]$ עבור הרישא החיוני γX

במקרה הזה: $A' = B$, $\beta_1' = \varepsilon$, $\beta_2 = \delta$, $u' = x$, $\alpha'\beta_1' = \gamma X$, $\alpha' = \gamma X$

ואכן מתקיים: $S' \Rightarrow_R^* \underbrace{\gamma X}_{\alpha'} \underbrace{B}_{A'} \underbrace{xyw}_{w'} \Rightarrow_R \underbrace{\gamma X}_{\alpha'} \underbrace{\delta}_{\beta_1} \underbrace{\delta}_{\beta_2} \underbrace{xyw}_{w'}$. כלומר $[B \to .\delta, x]$ הוא פריט תקף עבור הרישא החיוני γX, כלומר $[B \to .\delta, x] \in V_k(\gamma X)$ וזה מה שרצינו להוכיח.

נשאר להוכיח ש $V_k(\gamma X) \subseteq V_e^{\gamma X}$

נניח ש $[A \to \beta_1.\beta_2, u] \in V_k(\gamma X)$ ונראה ש $[A \to \beta_1.\beta_2, u] \in V_e^{\gamma X}$

אם $[A \to \beta_1.\beta_2, u] \in V_k(\gamma X)$ אז $[A \to \beta_1.\beta_2, u]$ הוא פריט תקף עבור רישא חיוני γX.

לכן קיימת גזירה $S' \Rightarrow_R^* \alpha Aw \Rightarrow \alpha\beta_1\beta_2 w$ כאשר $\alpha\beta_1 = \gamma X$ ו $u = FIRST_k(w)$.

נבדיל בין שני מקרים: $\beta_1 \neq \varepsilon$ ו $\beta_1 = \varepsilon$.

אם $\beta_1 \neq \varepsilon$ אז β_1 מסתיים ב X כי $\alpha\beta_1 = \gamma X$, לכן ניתן לסמן: $\beta_1 = \beta_1' X$.

לכן קיימת הגזירה: $S' \Rightarrow_R^* \alpha Aw \Rightarrow \alpha\beta_1' X\beta_2 w$

במקרה זה: $\tilde{A} = A$, $\tilde{\beta}_1 = \beta_1$, $\tilde{\beta}_2 = X\beta_2$, $\tilde{u} = u$, $\tilde{\alpha}\tilde{\beta}_1 = \gamma$, $\tilde{\alpha} = \alpha$, $\tilde{w} = w$

כלומר: $S' \Rightarrow_R^* \underbrace{\alpha}_{\tilde{\alpha}} \underbrace{A}_{\tilde{A}} \underbrace{w}_{\tilde{w}} \Rightarrow_R \underbrace{\alpha}_{\tilde{\alpha}} \underbrace{\beta_1'}_{\tilde{\beta}_1} \underbrace{X\beta_2}_{\tilde{\beta}_2} \underbrace{w}_{\tilde{w}}$ וגם $u = FIRST_k(w)$.

לכן $[A \to \beta_1'.X\beta_2, u]$ הוא פריט $LR(k)$ תקף עבור γ. כלומר $[A \to \beta_1'.X\beta_2, u] \in V_k(\gamma)$.

על פי הגדרה $V_0^{\gamma X} = \{[A \to \alpha X.\beta, u] \mid [A \to \alpha.X\beta, u] \in V_k(\gamma)\}$

לכן $[A \to \beta_1' X.\beta_2, u] \in V_0^{\gamma X}$.

מכיוון ש $[A \to \beta_1.\beta_2, u] = [A \to \beta_1' X.\beta_2, u]$ קיבלנו $[A \to \beta_1.\beta_2, u] \in V_0^{\gamma X}$ ומכיוון ש $V_0^{\gamma X} \subseteq V_e^{\gamma X}$, הרי ש $[A \to \beta_1.\beta_2, u] \in V_e^{\gamma X}$ וזה מה שצרינו להוכיח.

אם $\beta_1 = \varepsilon$ ו $[A \to \beta_1.\beta_2, u] \in V_k(\gamma X)$ אז:
קיימת גזירה: $S' \Rightarrow_R^* \alpha A w \Rightarrow_R \alpha\beta_1\beta_2 w$ כך ש $\gamma X = \alpha\beta_1$ וגם $u = FIRST_k(w)$.
מכיוון ש $\beta_1 = \varepsilon$ זה אומר ש $\alpha\beta_1 = \alpha = \gamma X$.

נמשיך את הגזירה עד שלא יישארו משתנים אחרי X:
$$S' \Rightarrow_R^* \alpha A w \Rightarrow_R \alpha\beta_1\beta_2 w = \gamma X \beta_2 w \Rightarrow_R^* \gamma X u w'$$

נתבונן בגזירה הימנית ביותר שיוצרת את X הנ"ל:
מתחילים בגזירה עד המשתנה B שגוזר את X: $S' \Rightarrow_R^* \alpha' B y$
ממשיכים בגזירת X עם תוספות: $S' \Rightarrow_R^* \alpha' B y \Rightarrow_R \alpha'\alpha'' X \delta y$ קיבלנו $\gamma = \alpha'\alpha''$.
$$S' \Rightarrow_R^* \alpha' B y \Rightarrow_R \alpha'\alpha'' X \delta y = \gamma X \delta y = \alpha \delta y$$

אם נסמן $v = FIRST_k(y)$ נקבל ש $[B \to \alpha''.X\delta, v]$ הוא פריט תקף עבור $\gamma = \alpha'\alpha''$.
כלומר: $[B \to \alpha''.X\delta, v] \in V_k(\gamma)$ ולכן ע"פ ההגדרה $[B \to \alpha''X.\delta, v] \in V_0^{\gamma X}$.

נמשיך לגזור כעת את δy עד שיהפוך ל Ay:
$$S' \Rightarrow_R^* \alpha' B y \Rightarrow_R \alpha'\alpha'' X \delta y = \gamma X \delta y \Rightarrow_R^* \gamma X A w = \alpha A w$$

נתבונן בגזירה: $\delta y \Rightarrow_R^* A w$. מכיוון ש Aw מתחיל במשתנה, גם δy מתחיל במשתנה.
נסמן אותו ב D_1.
לכן קיימות סדרת משתנים $D_1, \dots, D_m$ וסדרת מילים $Q_1, \dots, Q_n$ כך ש $\delta = D_1 Q_1$ וגם $D_i \to D_{i+1} Q_{i+1} \in P$.
בנוסף קיימת סדרת מילים $v_1, \dots, v_m$ כאשר $v_1 = v$. האם זה נכון? זה לא היה רשום בשקפים.
הסדרות הנ"ל מתקבלות מין הגזירה $\delta y \Rightarrow_R^* A w$.

הראנו ש: $[B \to \alpha''X.\delta, v] \in V_0^{\gamma X}$ כלומר, $[B \to \alpha''X.D_1Q_1, v_1] \in V_0^{\gamma X}$
לכן על פי ההגדרה $[D_1 \to .D_2Q_2, v_2] \in V_2^{\gamma X}$ כאשר $v_2 \in FIRST_k(Q_1 v_1)$

נמשיך באותו אופן ונקבל שעל פי ההגדרה:
$$[D_i \to .D_{i+1}Q_{i+1}, v_{i+1}] \in V_i^{\gamma X} \text{ כאשר } v_{i+1} \in FIRST_k(Q_i v_i)$$

לכן קיימת סדרת מילים $y_1, \dots, y_m$ כך ש:
$$\delta y = \delta v_1 y_1 = D_1 Q_1 v_1 y_1 \Rightarrow_R^* D_2 Q_2 v_2 q_2 \Rightarrow^* \dots \Rightarrow^* D_m Q_m v_m y_m = A Q_m v_m y_m$$
כעת ניתן להמשיך לגזור את $Q_m v_m y_m$ עד שמגיעים למילה של טרמינלים ולפני המשתנה A:
$$A Q_m v_m y_m \Rightarrow_R^* A u w' \text{ כאשר } u \in FIRST_k(Q_m v_m)$$
כעת ניתן לגזור באמצעות $A \Rightarrow_R \beta_1\beta_2$, כאשר $\beta_1 = \varepsilon$ ולקבל $A u w' \Rightarrow_R \beta_2 u w'$

ראינו קודם: $[D_{m-1} \to .AQ_m, v_m] \in V_{m-1}^{\gamma X}$ לכן לכל מילה $t \in FIRST_k(Q_m v_m)$ מתקיים ש
$[A \to .\beta_2, t] \in V_m^{\gamma X} \subseteq V_e^{\gamma X}$ ובפרט עבור $t = u$.
לכן $[A \to .\beta_2, u] = [A \to \beta_1.\beta_2, u] \in V_m^{\gamma X} \subseteq V_e^{\gamma X}$

דוגמה: $\begin{array}{l} S' \to S \\ S \to SaSb \mid \varepsilon \end{array}$ עבור $k=1$

תזכורת: נסמן את $V_k(\gamma X)$ ע"י $GOTO(V_k(\gamma), X)$.

$$V_1(\varepsilon) = \{[S' \to .S, \varepsilon], [S \to .SaSb, \varepsilon / a], [S \to ., \varepsilon, a]\} = a_0$$

הסבר: ראינו כבר בדוגמה הקודמת

$$V_1(S) = GOTO(a_0, S) = \{[S' \to S., \varepsilon], [S \to S.aSb, \varepsilon / a]\} = a_1$$

הסבר: בכל פריט מ a_0 שבו יש S אחרי הנקודה, מקדמים את הנקודה צעד אחד ימינה.

$GOTO(a_0, a) = GOTO(a_0, b) = \phi$ (כי ב a_1 אין פריט עם האות a/b אחרי הנקודה)

$$V_1(Sa) = GOTO(a_1, a) = \{[S \to Sa.Sb, \varepsilon / a], [S \to .SaSb, a / b], [S \to ., a / b]\} = a_2$$

הסבר: מתוך $[S \to S.aSb, \varepsilon, a] \in a_0$ מקבלים את $[S \to Sa.Sb, \varepsilon / a]$

כעת מפתחים הלאה ומקבלים את $[S \to .SaSb, b], [S \to ., b]$

כעת מפתחים את $[S \to .SaSb, b]$ ומקבלים $[S \to .SaSb, a], [S \to ., a]$

$$V_1(SaS) = GOTO(a_2, S) = \{[S \to SaS.b, \varepsilon / a], [S \to S.aSb, a / b]\} = a_3$$

הסבר: בכל פריט מ a_2 שבו יש S אחרי הנקודה, מקדמים את הנקודה צעד אחד ימינה.

$$V_1(SaSa) = GOTO(a_3, a) = \{[S \to Sa.Sb, a / b], [S \to .SaSb, a / b], [S \to ., a / b]\} = a_4$$

$$V_1(SaSb) = GOTO(a_3, b) = \{[S \to SaSb., \varepsilon / a]\} = a_5$$

$$V_1(SaSaS) = GOTO(a_4, S) = \{[S \to S.aSb, a / b], [S \to SaS.b, a / b]\} = a_6$$

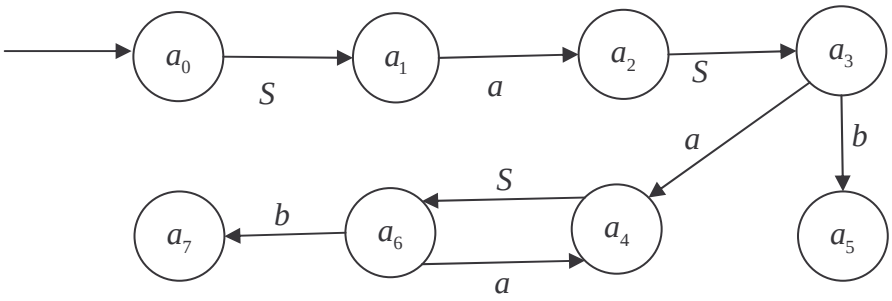
$$V_1(SaSaSa) = GOTO(a_6, a) = \{[S \to Sa.Sb, a / b], [S \to .SaSb, a / b], [S \to ., a / b]\} = a_4$$

$$V_1(SaSaSb) = GOTO(a_6, b) = \{[S \to SaSb., a / b]\} = a_7$$

אפשר להציג את זה בצורת טבלה:

	S	a	b
a_0	a_1	-	-
a_1	-	a_2	-
a_2	a_3	-	-
a_3	-	a_4	a_5
a_4	a_6	-	-
a_5	-	-	-
a_6	-	a_4	a_7
a_7	-	-	-

ובצורת אוטומט:



<u>הגדרה:</u>

יהי G דקדוק חסר הקשר. קבוצה a של פריטי $LR(k)$ נקראת **<u>חסרת סתירה</u>** אם לא קיימים שני איברים שונים זה מזה $[A \to \beta., u], [B \to \beta_1.\beta_2, v] \in a$ כך ש $u \in EFF_k(\beta_2 v)$.

<u>משפט:</u> הדקדוק G הוא דקדוק $LR(k)$ אם ורק אם לכל רישא חיוני γ, הקבוצה $V_k(\gamma)$ היא חסרת סתירה.

<u>הגדרה:</u>

יהי G דקדוק $LR(k)$ ויהי C_k^G משפחה של קבוצות של פריטי $LR(k)$ שתקפים עבור רישא חיוני.

יהי $a \in C_k^G$.

נסמן ב $T(a)$ טבלת $LR(k)$ של a והיא מכילה זוג פונקציות, $\langle f, g \rangle$.

f נקראת $parsing-function$ או $action$

g נקראת $GOTO-function$

1. f היא פונקציה מ $\Sigma^{\le k}$ (כלומר מקבלת מספר טרמינלים, לכל היותר k) אל הקבוצה:
$\{ERROR, SHIFT, ACCEPT\} \cup \{REDUCE-i \mid G$ -ב הוא מספר של גזירה $i\}$

2. $f(u \in \Sigma^{\le k}) = SHIFT$ אם $[A \to \beta_1.\beta_2, v] \in a$, $\beta_2 \ne \varepsilon$ ו- $u \in EFF_k(\beta_2 v)$

3. $f(u) = REDUCE-i$ אם $[A \to \beta., u] \in a$ ו- i הוא המספר של כלל הגזירה $A \to \beta$.

4. $f(\varepsilon) = ACCEPT$ אם $[S' \to S., \varepsilon] \in a$ ואחרת $f(\varepsilon) = ERROR$.

על פי תנאי $LR(k)$, הפונקציה f מוגדרת היטב.

g מגדירה את הטבלה הבאה:

אם $GOTO(a, X) \ne \phi$ אז $g(a, X) = GOTO(a, X)$

אם $GOTO(a, X) = \phi$ אז $g(a, X) = ERROR$.

הערה: g נקראת אחרי פעולת $SHIFT$ או פעולת $REDUCE$.

<u>הגדרה:</u>

הקבוצה הקנונית של טבלאות $LR(k)$ היא זוג (D,T_0), כאשר D היא קבוצת הטבלאות המתקבלת מ C^G, ו- T_0 היא הטבלה המתקבלת מ $V_k(\varepsilon)$.

דוגמה:

$$(0)\, S' \to S$$
$$(1)\, S \to SaSb \quad \text{עבור } k=1$$
$$(2)\, S \to \varepsilon$$

$a_3 = \{[S \to SaS.b, \varepsilon / a], [S \to S.aSb, a/b]\}$ (ראינו בדוגמה הקודמת)

$GOTO(a_3, a) = a_4 \qquad GOTO(a_3, b) = a_5 \qquad GOTO(a_3, S) = \phi$

לכן הטבלה תראה כך:

$$a_3 \quad \underbrace{\overbrace{\boxed{S}}^{a}\ \overbrace{\boxed{S}}^{b}\ \overbrace{\boxed{X}}^{\varepsilon}}_{f}\ \underbrace{\overbrace{\boxed{X}}^{S}\ \overbrace{\boxed{T_4}}^{a}\ \overbrace{\boxed{T_5}}^{b}}_{g}$$

<u>האלגוריתם לבניית עץ גזירה עבור מילה כלשהי</u>

נשתמש בטבלאות ובמחסנית:

T_0	X_1	T_1	...			...	X_j	T_j

$X_1 ... X_j$ הוא רישא חיוני.

$X_i ... X_j w = X_i ... X_j uv$ היא תבנית פסוקית ימנית.

v - שארית של הקלט.

u - נמצאת בזיכרון סופי.

ההוכחה שהאוטומט הנ"ל מקבל את $L(G)$ מבוססות על ההערות הבאות:

1. יהי $X_1 ... X_j$ רישא חיוני ותהי T הטבלה המתקבלת מ $V_k(X_1 ... X_j)$.
אם לא קיים u כך ש $X_1 ... X_j v \Rightarrow_R^* w \in L(G)$ אזי האוטומט פולט $ERROR$.
2. אם $T = \langle f, g \rangle$ ו $f(u) = SHIFT$ אזי:
$S \Rightarrow_R^* X_1 ... X_{l<j} Aw \Rightarrow_R X_1 ... X_j w_1 w = X_1 ... X_j uv \qquad w_1 \neq \varepsilon$.
3. אם $f(u) = REDURCE - i$ ומספרו של כלל הגזירה $A \to \alpha$ הוא i, אזי α הוא סיפא של $X_1 ... X_j$.
4. אם $f(u) = ACCEPT$, אזי $u = \varepsilon$ והתכולה של המחסנית היא $T_0 ST$ ו $[S' \to S., \varepsilon] \in T$.
5. אם $f(u) = ERROR$ אזי $g(u) = ERROR$.

עכשיו קל להוכיח באינדוקציה שעבור קלט x כך ש $X_1 ... X_j \Rightarrow_R^{\pi} x$ כאשר π הוא סדרה של גזירות המופיעות בכללי הגזירה של האוטומט.

במבחן יהיה להוכיח שדקדוק מסוים הוא 0LR.